Biztonsági API analízis a spi-kalkulussal

BUTTYÁN LEVENTE, TA VINH THONG

BME Híradástechnikai Tanszék, CrySyS Adatbiztonsági Laboratórium
{buttyan, thong}@crysys.hu

Lektorált

Kulcsszavak: hardver biztonsági modul, formális módszerek, processz-algebra, biztonság, titkosság

Az API-szintű támadások komoly veszélyt jelentenek a hardver biztonsági modulokra nézve, ezért fontos követelmény az API-ban rejlő biztonsági lyukak felfedezése és foltozása. Az API analízis egyik ígéretes iránya a formális verifikációs módszerek alkalmazása. Cikkünkben ezt az irányt követjük, s egy processz-algebra alapú API verifikációs módszert javaslunk, mely különösen alkalmasnak látszik a biztonsági API-k működésének formális leírására, a biztonsági követelmények precíz definiálására, és a megfogalmazott követelmények teljesítésének ellenőrzésére. Munkánk motiválása céljából ismertetünk nénány konkrét API-szintű támadást is egy a gyakorlatban elterjedten használt hardver biztonsági modul ellen.

1. Bevezetés

Számos alkalmazásban használnak hardver biztonsági modulokat (Hardware Security Module, HSM). HSM alatt olyan hardver eszközt értünk (a rajta futó firmvare és szoftver komponensekkel együtt), mely bontás-ellenálló (tamper resistant) tulajdonságokkal rendelkezik, s ezáltal alkalmas kriptográfiai kulcsok biztonságos tárolására, valamint különböző biztonság-kritikus kriptográfiai algoritmusok (például digitális aláírás generálás, PIN-kód generálás) végrehajtására.

A hardver biztonsági modulok polgári célú alkalmazása a bankszférában kezdődött az 1960-as években. Az ebben az időszakban történt bankkártya hamisítások arra ösztönözték az IBM-et (mint a kor banki számítástechnikai rendszereinek legfőbb szállítóját), hogy kifejlesszen egy olyan rendszert, amely lehetővé teszi a felhasználók PIN-kódjának előállítását a bankkártyán tárolt számlaszámból egy PIN-kód származtatási kulcs (PIN derivation key) segítségével. Ennek kapcsán szükségessé vált a PIN-kód származtatási kulcsok megfelelő védelme, mind külső támadók mind pedig a bank belső alkalmazottai ellen. Ez a követelmény vezetett az IBM 3848, első generációs HSM kifejlesztéséhez, melyet később széleskörben alkalmaztak a banki ATM hálózatokban. Mára a HSM-ek alkalmazási köre kiszélesedett, s a banki alkalmazásokon túl, elterjedten használják őket például a nyilvános kulcs infrastruktúrákban (Public Key Infrastructure, vagy PKI), a tömegközlekedési elektronikus díjbeszedési rendszerekben és általában az elektronikus kereskedelem területén.

A HSM-ek elleni klasszikus támadási módszerek a fizikai támadások [2]. Ezek lehetnek a hardver modul fizikai megbontásával, esetleg roncsolásával járó intruzív támadások, vagy a HSM működési környezetének, például időzítéseinek, áramfelvételének megfigyeléséből és manipulálásából származó támadások. A fizikai támadások hatékonyak, ám sokszor költséges berendezéseket igényelnek.

A fizikai támadások mellett a közelmúltban megjelentek a jóval kisebb költséggel járó szoftver alapú támadások, melyek a HSM alkalmazás programozói interfészében (Application Programming Interface, API) rejlő gyengeségeket, hibákat aknázzák ki. Számos elterjedten használt (s különben erős fizikai védelmet biztosító) HSM ellen találtak API-szintű támadást [3-7,10-11]. Nyilvánvaló, hogy kívánatos lenne az API-ban rejlő biztonsági lyukak felfedezése és foltozása, ideálisan még az adott HSM széleskörű telepítése előtt. Ugyanakkor a gyakorlatban használt API-k több száz függvényt tartalmazó komplex rendszerek, ami megnehezíti az analízisüket.

Az API analízis egyik ígéretes iránya a szoftverfejlesztés területén használt formális verifikációs módszerek alkalmazása [8-9,11-12,14-15]. Cikkünkben ezt az irányt követjük, s egy processz-algebra alapú API verifikációs módszert javaslunk, mely különösen alkalmasnak látszik a biztonsági API-k működésének formális leírására és a biztonsági követelmények precíz definiálására. Konkrétan az itt bemutatott módszer a spi-kalkulusra épül [1], melyet eredetileg kulcscsere protokollok analízisére fejlesztettek ki. Ismereteink szerint mi használtuk először a spi-kalkulust biztonsági API-k analízisére.

A továbbiakban először egy konkrét HSM (a Visa Biztonsági Modul) elleni, API-szintű támadásokat mutatunk be illusztratív céllal. Hasonló támadások léteznek más HSM-ek ellen is. Ezek a támadások motiválják a 4. szakaszban bemutatásra kerülő API analízis módszert, melynek alapját a 3. szakaszban ismertetésre kerülő spi-kalkulus képezi.

2. A Visa Biztonsági Modul támadása az API-n keresztül

A Visa Biztonsági Modul (Visa Security Module, VSM) kifejlesztésével a Visa célja az volt, hogy meggyőzze a hozzá tartozó tagbankokat, hogy csatlakoztassák ATM-

jeiket a Visa hálózatához és ezáltal lehetővé váljon, hogy bármely tagbank ügyfele pénzt vehessen fel egy olyan ATM-ből, amely egy másik tagbankhoz tartozik. Ennek érdekében a Visa-nak biztosítania kellett, hogy bármely tagbank más tagbank gondatlanságából származó esetleges vesztesége a lehető legkisebb legyen. Ez többek között azt is jelenti, hogy az egyes tagbankok ügyfeleinek PIN-kódját, más tagbankok belső alkalmazottai nem tudhatják meg. Azaz a PIN-kódokat nem lehet egyszerűen a bankok mainframe-jein futó szoftverben kezelni. Ezért a PIN-kódok kezelése a fizikai védelmet biztosító VSM-ekben történik.

Mivel a HSM-ek belső tárkapacitása korlátos, ezért általában csak a legfontosabb kulcsokat (az úgynevezett mesterkulcsokat) tárolják a HSM-ben. Minden más kulcsot a típusuknak megfelelő mesterkulccsal kódolják és külső tárban tárolják. A megszokott tárolási mód a hierarchikus struktúra, amelynek előnye, hogy hatékony és áttekinthető. Hátránya azonban, hogy ha egy felsőszintű kulcs kompromittálódik, akkor minden, a hierarchában alatta elhelyezkedő kulcs is kompromittálódik.

A VSM kulcshierarchiája az *1. ábrán* látható. A VSM kilenc kulcstípust támogat, ezeket az ábrán a téglalapok jelképezik. A kulcshierarchia legfelső szintjén helyezkednek el a mesterkulcsok, melyek a VSM-en belül tárolódnak. Minden más kulcsot ezekkel a mesterkulcsokkal kódolva külső tárban tárolnak. Látható, hogy a belül tárolt mesterkulcsokból öt darab van.

A *ZCMK* az a mesterkulcs, amivel az összes *ZCK* típusú kulcsot kódolják. A *ZCK* típus a zónavezérlő kulcsokat (Zone Control Key) jelöli. Ezek a kulcsok a különböző bankhálózatok között vannak megosztva és a bankhálózatok közötti kulcscserében játszanak szerepet. A *WMK* az a mesterkulcs, amivel az összes *WK* típusú kulcsot kódolják, ahol a *WK* munkakulcsokat (Working Key) jelöl. A *WK* típusú kulcsok funkciója az, hogy a beütött PIN-kódot védjék, miközben az eljut a banki hálózaton keresztül ahhoz a bankhoz, ahol ellenőrizni tudják. A *TCMK* mesterkulccsal kódolják a *TCK* típusú kulcsokat, ahol a *TCK* típus a terminál kommuninkációs kulcsokat (Terminal Communication Key) tartalmazza. A terminál kommunkációs kulcsok funkcióihoz tartozik a VSM-ek között cserélendő üzenetek integritásvédő kódjának kiszámítása. Az *MK* mesterkulcs a *TMK* terminál-mesterkulcsok és a *P* PIN-kód származtatási kulcsok kódolásáért felelős. A *TMK* kulcsot később még tágyaljuk. Mivel a *TMK* kulcsokat más kulcsok kódolására használják (például a zónakulcsok kódolására), a *P* kulcs pedig a PIN-kód kiszámításában játszik szerepet, ezért helyezkedik el két hierarchia szinten is mindkét típus. Mivel nem lényegesek jelen cikk szempontjából, ezért az *LPMK* és *LPK* kulcsokat nem tárgyaljuk. Az *X{}* típusba olyan kulcsok vagy adatok tartoznak, amelyeket az *X* típusú kulccsal kódoltak.

Egy új ATM üzembehelyezésekor a banknak el kell juttatnia az új ATM-nek a működéséhez szükséges kulcsokat. Ehhez először a bank egy új terminál-mesterkulcsot *(TMK)* oszt meg az ATM-mel, majd minden más kulcsot ezzel a *TMK* kulccsal kódolva juttat el az ATM-hez.

A *TMK* kulcs létrehozása a következő módon történik. A hoszt meghívja a VSM API-jának *GenerateKeyShares* nevű[1] függvényét:

$$Host \rightarrow VSM : "GenerateKeyShares"$$

Erre a VSM generál egy TMK_i részkulcsot, majd egyrészt kinyomtatja a generált részulcsot a megfelelő biztonságos printeren:

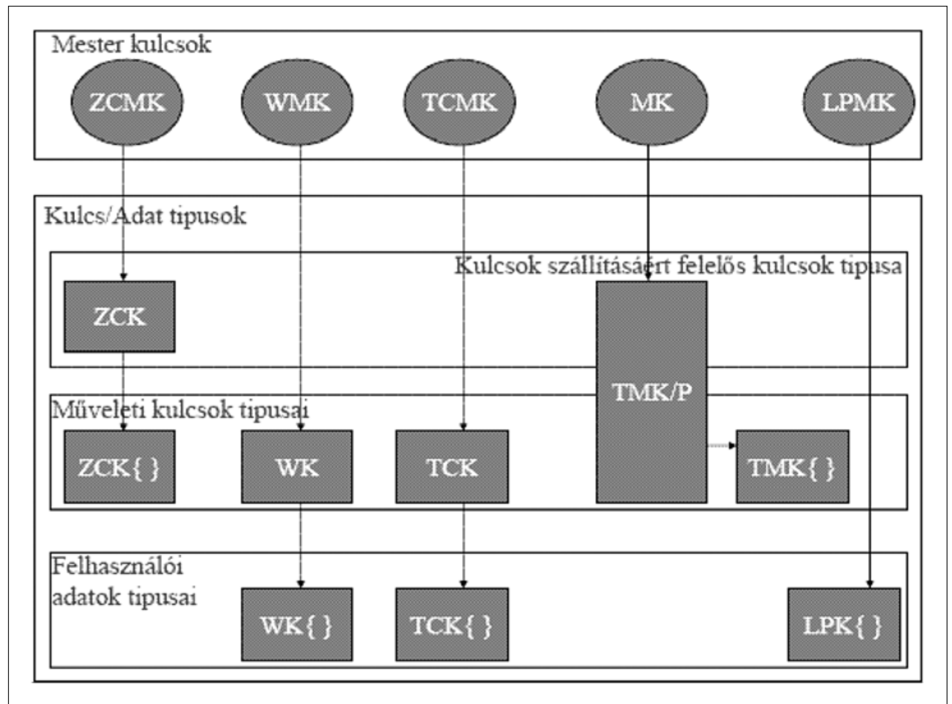
$$VSM \rightarrow SecurePrinter : TMK_i$$

másrészt visszaadja a részkulcsot egy a VSM belsejében tárolt *MK* mesterkulccsal kódolva a hosztnak:

$$VSM \rightarrow Host : \{TMK_i\}_{MK}$$

A hoszt annyiszor hajtja végre a fenti hívást, amenynyi részkulcsot szeretne generálni. A továbbiakban feltesszük, hogy a szükséges részkulcsok száma kettő. A biztonságos printereken kinyomtatott részkulcsokat a

1. ábra A Visa Biztonsági Modul (VSM) kulcshierarchiája



1 A cikkben használt függvénynevek nem mindenhol egyeznek a VSM specifikációban szereplő függvénynevekkel.

meghatalmazott személyek eljuttatják az új ATM-hez. Miután megkapta mindegyik részkulcsot, az ATM előállítja a *TMK* terminál-mesterkulcsot a részkulcsok XOR-olásával: $TMK = TMK_1 \oplus TMK_2$. A banknál ugyanez a *TMK* kulcs áll elő a VSM API *CombineKeyShares* függvényének meghívása után:

$$Host \rightarrow VSM : "CombineKeyShares", \{TMK_1\}_{MK}, \{TMK_2\}_{MK}$$
$$VSM \rightarrow Host : \{TMK_1 \oplus TMK_2\}_{MK} = \{TMK\}_{MK}$$

A fenti terminál-mesterkulcs generálási eljárás egy támadási lehetőséget rejt magában. Nevezetesen, a hoszt (illetve az azt kezelő alkalmazott) meghívhatja a *CombineKeyShares* függvényt két azonos paraméterrel (például a kódolt részkulcsok egyikével):

$$Host \rightarrow VSM : "CombineKeyShares", \{TMK_1\}_{MK}, \{TMK_1\}_{MK}$$
$$VSM \rightarrow Host : \{TMK_1 \oplus TMK_1\}_{MK} = \{0\}_{MK}$$

Az így létrehozott *TMK* a csupa nulla bitből álló kulcs. A VSM ezt a kulcsot használja többek között a *P* PIN-kód származtatási kulcs kódolására, mielőtt az átküldésre kerül az ATM-nek. A VSM által előállított $\{P\}_0$ kódolt kulcsot azonban a támadó is könnyen dekódolni tudja a csupa nulla kulccsal. A *P* kulcs segítségével ezek után tetszőleges számlaszámhoz tartozó PIN kódot elő tud állítani a támadó.

Egy másik támadási lehetőség abból adódik, hogy a VSM API-ja tartalmaz egy *EncryptCommsKey* függvényt, amely egy *TCK* típusú kulcsot vár paraméterként és válaszként az ehhez a kulcstípushoz tartozó *TCMK* mesterkulccsal kódolva adja vissza a kulcsot:

$$Host \rightarrow VSM : "EncryptCommsKey", TCK$$
$$VSM \rightarrow Host : \{TCK\}_{TCMK}$$

Említettük, hogy minden szükséges kulcsot el kell juttatni az új ATM-hez, s ez alól a *TCK* kulcs sem kivétel. A szállítás a *TMK* kulccsal kódolva történik, így szükség van egy $\{TCK\}_{TMK}$. kulcstokenre. Ennek létrehozását a *TranslateCommsKeytoTMK* függvény biztosítja:

$$Host \rightarrow VSM : "TranslateCommsKeytoTMK", \{TCK\}_{TCMK}, \{TMK\}_{MK}$$
$$VSM \rightarrow Host : \{TCK\}_{TMK}$$

A támadás azt használja ki, hogy a VSM azonos *MK* kulcs alatt tárolja a *TMK* és a *P* kulcsokat. A támadás menete a következő. A bank rosszindulatú alkalmazottja kiadja az *EncryptCommsKey* parancsot, de paraméterként nem egy *TCK* kulcsot ad meg, hanem egy *PAN* felhasználói számlaszámot:

$$Host \rightarrow VSM : "EncryptCommsKey", PAN$$
$$VSM \rightarrow Host : \{PAN\}_{TCMK}$$

Ezután, a támadó meghívja a *TranslateCommsKeytoTMK* függvényt az előző lépésben kapott $\{PAN\}_{TCMK}$ értékkel és egy korábban megszerzett $\{P\}_{MK}$ rejtjelezett PIN-kód származtatási kulccsal mint paraméterrel[2]:

$$Host \rightarrow VSM : "TranslateCommsKeytoTMK", \{PAN\}_{TCMK}, \{P\}_{MK}$$
$$VSM \rightarrow Host : \{PAN\}_P = PIN$$

A visszakapott érték a PIN-kód származtatási kulccsal rejtjelezett számlaszám, azaz pontosan a számlatulajdonos PIN-kódja.

3. A spi-kalkulus áttekintése

Ebben a részben rövid áttekintést adunk a spi-kalkulusról [1], ami a π-kalkulus [13] kiterjesztése különböző kriptográfiai primitívekkel. A π-kalkulushoz hasonlóan, a spi-kalkulus is egy egyszerű programozási nyelvnek tekinthető. Ennélfogva a spi-kalkulus kiválóan alkalmas a biztonsági API-k működésének modellezésére.

3.1. A spi-kalkulus nyelvtana

A spi-kalkulusban a kommunikációs csatornákat nevekkel jelöljük. Végtelen névhalmazt feltételezünk, ezenkívül bevezetjük a változók végtelen halmazát is, amelyeknek az értékadásnál lesz majd szerepük. A változókat az *x, y,* és *z* betűkkel jelöljük, a neveket pedig többek között *m, n,* és *c* betűkkel. Két alapvető nyelvi elemet különböztetünk meg: *term*-eket (üzenetek, csatorna azonosítók, kulcsok stb.), melyek adatot reprezentálnak és *processz*-eket, melyek a viselkedést írják le. A termek lehetnek atomiak, mint a konstansok és változók, vagy összetett termek.

A termeket a következő nyelvtan szerint definiáljuk:

$L, M, N ::=$	*termek*
n	*név*
(M, N)	*pár*
0	*nulla*
$suc(M)$	*következő*
x	*változó*
$\{M_1, M_2, \ldots, M_k\}_N$	*szimmetrikus kulcsú titkosítás*

Tehát egy term lehet egy név, egy term pár, nulla, egy adott term utáni term, vagy egy változó. Külön kiemeljük továbbá az $\{M_1,M_2,\ldots,M_k\}_N$ formájú termeket, melyek szimmetrikus kulcsú titkosítással előállított kritpogramokat reprezentálnak, ahol *N* jelöli a kulcsot, az $M_1, M_2, \ldots, M_k$ termek pedig a nyílt üzenet mezőit.

A processzeket a következő nyelvtan szerint definiáljuk:

$P, R, Q ::=$	*processzek*
$\overline{M}\langle N_1, N_2, \ldots, N_k\rangle.P$	*küldés* $(k \geq 0)$
$M(x_1, x_2, \ldots, x_k).P$	*vétel* $(k \geq 0)$
$P \mid Q$	*(párh.) kompozíció*
$(\nu n)P$	*megkötés*
$!P$	*replikáció*
$[M \text{ is } N]P$	*összehasonlítás*
0	*null processz*
$let\ (x, y) = M\ in\ P$	*pár szétválasztás*

2 *Ez lehetséges, mivel* TMK *és* P *ugyanúgy az* MK *kulccsal vannak kódolva és a VSM csak azt nézi, hogy az adott kulcstoken sikeresen kódolható-e az* MK *kulccsal.*

$case\ M\ of\ 0:P\ suc(x):Q$ egész szám eset

$case\ L\ of\ \{x_1,x_2,\ldots,x_k\}_N\ in\ P$ szimmetrikus kulcsú dekódolás $(k \geq 0)$

Az egyes konstrukciók jelentése a következő:

• **Küldés**

Az *M* term itt egy csatornát reprezentál. Ez a processz kész a $N_1,N_2,\ldots,N_k$ termeket elküldeni az *M* csatornán keresztül. Ha egy üzenetváltás (lásd később) létrejön, akkor $N_1,N_2,\ldots,N_k$ elküldésre kerül az *M* csatornán keresztül és a *P* processz fut tovább.

• **Vétel**

Ez a processz az előző párja. Egy üzenetváltás során a *küldés* processz elküldi az $N_1,N_2,\ldots,N_k$ termeket mint üzeneteket az *M* csatornán, a *vétel* processz pedig ugyanezen a csatornán veszi ezeket a termeket és a $P[N_1/x_1,N_2/x_2,\ldots,N_k/x_k]$ processz fut tovább, ahol *N/x* az értékadást jelöli. Azaz vétel során a vett termekkel mint értékekkel helyettesítjük a megfelelő változókat a *P* processzben.

• **Kompozició** (P|Q)

Ez a konstrukció a *P* és *Q* processzek párhuzamos futását jelöli. *P* és *Q* kommunikálhat egymással egy közös megosztott csatornán keresztül, vagy *P* és *Q* egymástól függetlenül kommunikálhat a környezettel.

• **Megkötés** (*vn*)*P*

A *P* processz létrehoz egy új *n* lokális nevet. A *P* processzen kívül más processzben – hacsak nem kapta meg explicite valamilyen kommunikáció során – ez a név nem jelenhet meg. E konstrukció segítségével modellezhetjük egy új titkos kulcs létrehozását.

• **Replikáció** (!*P*)

Ez a konstrukció a *P* processz végtelen sok példányának párhuzamos kompozicióját jelöli.

• **Összehasonlítás** ([*M is N*]*P*):

Ez a processz úgy viselkedik, hogy amennyiben *M*=*N* akkor a *P* processz fut, különben a futás elakad.

• **Null processz** (0)

Ez konstrukció a semmittevést vagy elakadást jelöli.

• **Pár szétválasztás** (*let* (*x,y*)=*M in P*)

Ez a processz a termek nyelvtanában a definiált párképzésnek ellentettje. Ha *M*=(*N,L*), akkor a $P[N/x][L/y]$ processz fut tovább, egyébként a futás elakad.

• **Egész szám eset** (*case M of* 0:*P suc* (*x*):*Q*)

Ez a processz úgy viselkedik mint *P,* ha *M* értéke 0, vagy úgy, mint $Q[N/x]$, ha *M*=*suc(N)*, máskülönben elakad.

• **Szimmetrikus kulcsú dekódolás**

A *case L of* $\{x_1,x_2,\ldots,x_k\}_N$ *in P* processz megpróbálja dekódolni az *L* termet az *N* kulccsal. Ha *L* egy $\{M_1,M_2,\ldots,M_k\}_N$ formájú term, akkor a $P[M_1/x_1,M_2/x_2,\ldots,M_k/x_k]$ processz fut tovább. Különben a processz elakad.

A fent leírt, kriptográfiai elemeket használó nyelvi konstrukciók a következő alapfeltevésekre épülnek:

– Egy rejtjelezett üzenet csak a rejtjelezés kulcsának megfelelő dekódoló kulccsal fejthető meg.

– A rejtjelező kulcs nem következtethető ki a vele rejtjelezett üzenetből.

– A rejtjelezett üzenet elég redundanciát hordoz ahhoz, hogy a dekódoló algoritmus egyértelműen el tudja dönteni, hogy a dekódolás sikeres volt, vagy nem.

– A támadó nem képes kitalálni és/vagy létrehozni bármilyen titkosnak minősített protokoll adatot.

3.2. A titkosság modellezése a spi-kalkulusban

A spi-kalkulusban a támadó egy tetszőleges *R* processz, melyről csak annyit tételezünk fel, hogy kezdetben nincsenek nála titkos adatok. A támadó processz párhuzamosan fut a rendszert modellező processzel, és azzal interakcióba léphet (kommunikálhat) a publikus csatornákat használva. Ezen interakció során szerzett információkból próbálja a támadó kinyerni a titkokat a rendszerből.

A *titkosság* mint biztonsági tulajdonság alapja a spi-kalkulusban a processzek *megkülönböztethetetlensége*. Azaz a protokoll titokban tart egy *M* adatot, ha tetszőleges *M'* adat esetén, a támadó *R* processz nem tud különbséget tenni a *P*(*M*) és a *P*(*M'*) processzek között, ahol *P*(*x*) a protokollt reprezentáló (paraméterezhető) processz.

A megkülönböztethetetlenség formális definiciója a *tesztelési ekvivalencia* fogalmára épül. Ennek megértéséhez be kell vezetnünk néhány további fogalmat:

• **Szabad és kötött változók**

A *P* processzben az *x* változó *kötött változó*, ha *P* tartalmaz egy *m*(*x*) vétel részprocesszt (tetszőleges *m*-re). A *P* processzben az *x* változó *szabad változó*, ha *P* nem tartalmaz *m*(*x*) vétel részprocesszt. Egy *P* processz szabad változóinak halmazát *fv*(*P*)-vel jelöljük.

• **Zárt processz**

Akkor mondjuk egy processzre, hogy zárt, ha nincs szabad változó benne. A spi-kalkulusban minden támadó processzről felteszük, hogy zárt.

• **Üzenetváltás**

Egy üzenetváltás akkor jön létre, amikor egy $\overline{m}\langle M\rangle.P$ küldés processz és egy $m(x).Q$ vétel processz párhuzamos kompozicióban áll egymással. Ekkor a küldés processzes elküldi az *M* termet az *m* csatornán, ezt veszi a vétel processzt és $P|Q[M/x]$ fut tovább.

Formálisan:

$$\overline{m}\langle M\rangle.P \mid m(x).Q \rightarrow P \mid Q[M/x]$$

• **Barb kimutatás**

A *barb kimutatás* intuitív jelentése, hogy egy processz használja-e az adott csatornát üzenet küldésre vagy fogadásra. A barb kimutatást a $\downarrow$ jelöli. A barb kimutatás teljességgel független a kiadott vagy kapott üzenettől. A barb kimutatásra a következő axiómák érvényesek:

– **Barb In**: Ha egy processz azonnal használja az *m* csatornát adat fogadásra, akkor az az *m* barb-ot kimutatja, azaz $m(x).P\downarrow m$.

– **Barb Out**: Ha egy processz azonnal használja az *m* csatornát adat küldésre, akkor az az $\overline{m}$ barb-ot kimutatja, azaz $\overline{m}\langle M\rangle.P\downarrow\overline{m}$

• **Konvergencia**

A konvergencia intuitíven azt jelenti, hogy a processz nem feltétlenül azonnal használja az adott csatornát, hanem csak az üzenetváltásainak sorozata során valamikor használja azt. Ennek jelölése $\Downarrow$ és a kapcsolódó axiómák a következők:

– Ha egy processz a β barb-ot kimutatja, akkor konvergál a β-hoz.
– Ha egy P processz át tud alakulni egy olyan Q processzbe, ami a β barb-ot kimutatja, akkor P konvergál a β barb-hoz.

Most, hogy a szükséges fogalmakat bevezettük, megadjuk a *tesztelési ekvivalencia* formális definicióját:

Definíció (tesztelési ekvivalencia)

Egy teszt egy (R,β) pár, ahol R egy tetszőleges zárt proccessz és β egy barb (m vagy $\overline{m}$). P és Q között fennáll a teszlelési ekvivalencia, azaz $P \approx Q$, akkor és csak akkor, ha $P \sqsubseteq Q$ és $Q \sqsubseteq P$ egyszerre fennállnak, ahol $P \sqsubseteq Q$ akkor és csak akkor áll fenn, ha minden (R,β) teszt esetén $(P|R)\Downarrow\beta$-ból következik $(Q|R)\Downarrow\beta$.

Intuitíven, $P \approx Q$ azt jelenti tehát, hogy a P és Q processzek megkülönböztethetetlenek egy külső R megfigyelő számára. Azaz, P és Q belső struktúrája lehet különböző, de ezt a P és Q-val párhuzamos kompozícióban levő harmadik zárt R processz nem tudja detektálni, a P-vel és Q-val folytatott üzenetváltások során.

4. Egy egyszerű API modellezése spi-kalkulussal

Bár a spi-kalkulust elsősorban kulcscsere-protokollok modellezésére dolgozták ki, jól alkalmazható HSM-mel történő API-n keresztüli interakciók modellezésére is. Ez annak köszönhető, hogy egy API függvényhívás nagyon hasonló egy két lépéses protokollhoz, melyben a hoszt kiad egy kérést, és a HSM visszaad egy választ. A teljes API-t a lehetséges függvényhívásokat reprezentáló processzek párhuzamos kompozíciójával modellezhetjük. Erre mutatunk példát ebben a szakaszban.

Először egy egyszerű biztonsági API-t definiálunk. Feltesszük, hogy a HSM tartalmaz egy MK mesterkulcsot. Megkülönböztetünk két kulcstípust, a K_i adatkódoló-kulcsot és a KEK_j kulcskódoló-kulcsot, amikhez hozzá rendeljük a *DataKey* és *KEKKey* típus indikátorokat. A K_i adatkódoló-kulcsot tartalmazó kulcstokenek *DataKey* típus indikátort kapnak, míg a KEK_j kulcskódoló-kulcsot tartalmazó tokeneket *KEKKey* indikátorokkal látjuk el. Bevezetünk egy *TData* típusindikátort is, amit a felhasználói adatot tartalmazó rejtjeles szövegek típusának jelzésére használunk. Feltesszük még, hogy a modul nem tárolja az adatkódoló-kulcsokat és a kulcskódoló-kulcsokat, helyette kiadja magából kulcstokenként ezeket $\{DataKey, K_i\}_{MK}$ és $\{KEKKey, KEK_j\}_{MK}$ formában.

Példa API-nk négy függvényt tartalmaz:

• **Adat kódolás**

Ez a függvény argumentumként valamilyen *Data* felhasználói adatot és egy $\{DataKey, K_i\}_{MK}$ kulcstokent vár. Dekódolja a $\{DataKey, K_i\}_{MK}$-t az MK mesterkulccsal, ellenőrzi a kulcs típusát és ha az *DataKey*, akkor K_i-vel kódolja a *Data* adatot. Ezután visszaadja a $\{TData, Data\}_{K_i}$ rejtjelezett adatot.

• **Adat dekódolás**

Ez a függvény argumentumként egy $\{TData, Data\}_{K_i}$ kódolt adatot és egy $\{DataKey, K_i\}_{MK}$ kulcstokent vár. Dekódolja a $\{DataKey, K_i\}_{MK}$-t az MK mesterkulccsal, majd ellenőrzi a kulcs típusát, és ha az *DataKey* akkor K_i-vel dekódolja a $\{TData, Data\}_{K_i}$-t. Végül ellenőrzi, hogy a típus *TData*-e, s ha igen, akkor (és csak akkor) visszaadja a *Data* adatot.

• **Adatkulcs exportálása**

Ez a függvény két kulcstokent kap inputként, $\{DataKey, K_i\}_{MK}$-t és $\{KEKKey, KEK_j\}_{MK}$-t. Dekódolja mindkét kulcstokent MK-val, ellenőrzi, hogy a kulcsok típusa a várt *DataKey* és *KEKKey* típus-e, s ha igen, K_i-t kódolja KEK_j-vel, majd visszaadja a $\{DataKey, K_i\}_{KEK_j}$ kulcstokent. Ez kerül majd átküldésre egy másik modulnak, amely importálhatja a K_i kulcsot.

• **Adatkulcs importálása**

Ez a függvény két kulcstokent kap inputként, $\{DataKey, K_i\}_{KEK_j}$-t és $\{KEKKey, KEK_j\}_{MK}$-t. Dekódolja a $\{KEKKey, KEK_j\}_{MK}$ kulcstokent MK-val és ellenőrzi a kulcs típusát. Majd a $\{DataKey, K_i\}_{KEK_j}$-t az eredményként kapott KEK_j-vel dekódolja és ellenőrzi a kapott kulcs típusát. Végül az eredményként kapott K_i-t kódolja a mesterkulccsal. Ezután visszaadja az így kapott $\{DataKey, K_i\}_{MK}$-t.

A fent definiált egyszerű API-t a következőképpen modellezhetjük a spi-kalkulus segítségével. Jelölje $MODULE^{ENC}$, $MODULE^{DEC}$, $MODULE^{EXP}$, $MODULE^{IMP}$ rendre az adat-kódoló, adat-dekódoló, adatkulcs-export és adatkulcs-import processzeket. Minden processz kommunikációs csatornákon keresztül kapja az adatokat, ebben az esetben az argumentumokat. A fogadási kommunikációs csatornákat rendre a c_{enc}, c_{dec}, c_{exp}, c_{imp} nevek jelölik, ezeken keresztül kapják a processzek az adatot. Továbbá definiálunk egy $\overline{c_{user}}$ csatornát, melyen keresztül a processzek a környezetnek (hosztnak) küldhetnek adatokat. A processzek formális leírása a következő:

1. $MODULE^{ENC}(MK)$

$$c_{enc}(x_{data}, x_{token0}).case\ x_{token0}\ of\ \{x_{typeK}, x_{K_i}\}_{MK}\ in\ [x_{typeK}\ is\ DataKey]$$
$$\overline{c_{user}} < \{TData, x_{Data}\}_{x_{K_i}} >$$

2. $MODULE^{DEC}(MK)$

$$c_{dec}(x_{token1}, x_{token2}).case\ x_{token2}\ of\ \{x_{typeK}, x_{K_i}\}_{MK}, x_{token1}$$
$$of\ \{x_{typeData}, x_{Data}\}_{x_{K_i}}\ in\ [x_{typeK}\ is\ DataKey]\ [x_{typeData}\ is\ TData]$$
$$\overline{c_{user}} < x_{Data} >$$

3. $MODULE^{EXP}(MK)$

$$c_{exp}(x_{token3}, x_{token4}).case\ x_{token3}\ of\ \{x_{typeK}, x_{K_i}\}_{MK}, x_{token4}$$
$$of\ \{x_{typeKEK}, x_{KEK}\}_{MK}\ in\ [x_{typeK}\ is\ DataKey]\ [x_{typeKEK}\ is\ KEKKey]$$
$$\overline{c_{user}} < \{DataKey, x_{K_i}\}_{x_{KEK}} >$$

4. $MODULE^{IMP}(MK)$

$$c_{imp}(x_{token5}, x_{token6}).case\ x_{token6}\ of\ \{x_{typeKEK}, x_{KEK}\}_{MK}, x_{token5}$$
$$of\ \{x_{typeK}, x_{K_i}\}_{x_{KEK}}\ in\ [x_{typeK}\ is\ DataKey]\ [x_{typeKEK}\ is\ KEKKey]$$
$$\overline{c_{user}} < \{DataKey, x_{K_i}\}_{MK} >$$

A teljes API-t a fenti processzek replikációinak párhuzamos kompoziciójaként reprezentáljuk, néhány kezdeti kulcstoken kiadásával. Ezek a kulcstokenek azért kerülnek kiadásra, mert ezek a HSM-en kívül tárolódnak, s ezért bárki (beleértve a támadót) hozzájuk férhet.

$$Sys_{API}(K_i, KEK_j)$$
$$(vMK)\begin{pmatrix} \overline{c_{user}} < \{DataKey, K_i\}_{MK}, \{KEKKey, KEK_j\}_{MK} >. \\ (!MODULE^{ENC}(MK) \mid !MODULE^{DEC}(MK) \mid !MODULE^{EXP}(MK) \mid !MODULE^{IMP}(MK)) \end{pmatrix}$$

Formálisan is bizonyítható (amit helyhiány miatt most mellőzünk), hogy ez az API semilyen körülmények között nem fogja kiadni a környezete számára a kulcsokat. Az intuitív magyarázat az, hogy az egyetlen függvény, amely nyíltszöveget ad vissza, az *adat dekódolás* függvény, ám a típusindikátorok miatt az *adat dekódolás* függvény csak akkor adja vissza a nyíltszöveget, ha annak típusa *TData*, vagyis nem kulcs.

A formális bizonyítás során a következő tesztelési ekvivalenciák fennállását kell bizonyítani: $Sys_{API}(K_i, KEK_j) \approx Sys_{API}(K_i', KEK_j)$ és $Sys_{API}(K_i, KEK_j) \approx Sys_{API}(K_i, KEK_j')$ minden K_i, K_i', KEK_j, KEK_j' esetén. Ennek bizonyítása indukció segítségével történik. Felteszük, hogy kezdetben az *R* támadó processz nem rendelkezik semmilyen kulccsal, azaz a rendszer biztonságos állapotban van. Majd bebizonyítjuk, hogy ha a rendszer biztonságos állapotban van, akkor az *R* és a rendszer közötti bármely üzenetváltást követően is biztonságos marad. Ez tehát azt jelenti, hogy a támadó nem tud egyetlen kulcsot sem megszerezni a rendszerből az API-n keresztül.

5. Következtetés

Az API szintű támadások komoly veszélyt jelentenek a hardver biztonsági modulokra nézve. Cikkünkben egy formális módszert javasoltunk az API biztonsági analízisére, mely lehetővé teszi annak bizonyítását, hogy egy külső támadó nem képes titkos kulcsot kinyerni a modulból az API-n keresztül. A sikeres bizonyítás az API biztonságosságát jelenti, míg a sikertelen bizonyítás általában valamilyen API hibára hívja fel a figyelmet. A javasolt módszer alapját a spi-kalkulus képezi, melyet eredetileg kulcscsere-protokollok analízisére terveztek. Egy egyszerű API-n keresztül bemutattuk a spi-kalkulus alkalmazhatóságát. Tapasztalataink azt mutatták, hogy a spi-kalkulus jól alkalmazható API ellenőrzési célokra.

Irodalom

[1] M. Abadi and A. Gordon,
Calculus for cryptographic protocols: the Spi calculus.
Technical Report SRC RR 149, Digital Equipment Co.,
Systems Research Center, January 1998.

[2] R. Anderson, M. Bond, J. Clulow, S. Skorobogatov,
Cryptographic processors – a survey.
Technical Report UCAM-CL-TR-641,
University of Cambridge, Computer Laboratory,
August 2005.

[3] M. Bond,
Attacks on cryptoprocessor transaction sets.
In Proceedings of the CHES 2001 Workshop,
Springer LNCS 2162, 2001.

[4] M. Bond,
Understanding security APIs.
PhD thesis,
University of Cambridge, 2004.

[5] M. Bond and R. Anderson,
API level attacks on
embedded systems.
IEEE Computer Magazine,
October 2001.

[6] M. Bond and J. Clulow,
Encrypted? Randomised? Compromised?
(When cryptographically secured data is not secure).
In Proceedings of the Workshop on Cryptographic
Algortihms and their Uses, 2004.

[7] M. Bond and P. Zielinski,
Decimalisation table attacks for PIN cracking.
Technical Report UCAM-CL-TR-560,
University of Cambridge, Computer Laboratory,
January 2003.

[8] E. M. Clarke, A. Biere, R. Raimi, Y. Zhu,
Bounded model checking using satisfiability solving.
Formal Methods in System Design, 19 July 2001.

[9] J. Clulow,
The design and analysis of cryptographic APIs.
MSc thesis, University of Natal, South Africa, 2003.

[10] J. Clulow,
On the security of PKCS#11.
In Proceedings of the CHES 2003 Workshop.
Springer LNCS 2779, 2003.

[11] V. Ganapathy, S. A. Seshia, S. Jha,
T. W. Reps, R. E. Bryant,
Automatic discovery of API-level vulnerabilities.
In Proceedings of the ACM/IEEE Conference
on Software Engineering (ICSE), 2005.

[12] A. H. Lin,
Automated analysis of security APIs. MSc Thesis,
Massachusetts Institute of Technology, May 2005.

[13] R. Milner, J. Parrow, D. Walker,
A calculus of mobile processes, Parts I-II.
Information and Computation, September 1992.

[14] M. Moskewicz, C. Madigan, Y. Zhao,
L. Zhang, S. Malik,
Engineering an efficient SAT solver.
In Proc. of the 38th Design Automation Conference,
June 2001.

[15] P. Youn,
The analysis of cryptographic APIs using
the theorem prover otter. MSc Thesis,
Massachusetts Institute of Technology, May 2004.